

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

In Re U.S. Patent Application )

Applicant: Shirai et al. )

Serial No. )

Filed: September 29, 2000 )

For: EMULATION PROCESSING )  
METHOD FOR A STORAGE )  
DEVICE AND STORAGE DEVICE )

Art Unit: )

I hereby certify that this paper is being deposited with the United States Postal Service as Express Mail in an envelope addressed to: Asst. Comm. for Patents, Washington, D.C. 20231, on this date.

9-29-00  
Date

Express Mail Label No.: EL409506435US

CLAIM FOR PRIORITY

Assistant Commissioner for Patents  
Washington, DC 20231

Sir:

Applicants claim foreign priority benefits under 35 U.S.C. § 119 on the basis of the foreign application identified below:

Japanese Patent Application No. 11-360006

Filing Date: December 17, 1999

A certified copy of the priority document is enclosed.

Respectfully submitted,

GREER, BURNS &amp; CRAIN, LTD.

By



Patrick G. Burns  
Reg. No. 29,367

September 29, 2000  
Sears Tower - Suite 8660  
233 South Wacker Drive  
Chicago, IL 60606  
(312) 993-0080

Atty. Doc. # 3408,6475  
A. Y. Hone (30)993-009

日 本 国 特 許 庁  
PATENT OFFICE  
JAPANESE GOVERNMENT

Jc930 U.S. PTO  
09/676447

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

出 願 年 月 日

Date of Application:

1999年12月17日

出 願 番 号

Application Number:

平成11年特許願第360006号

出 願 人

Applicant(s):

富士通株式会社

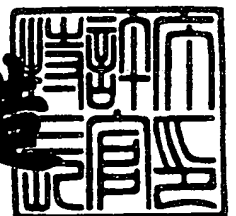
富士通周辺機株式会社

CERTIFIED COPY OF  
PRIORITY DOCUMENT

2000年 7月21日

特許庁長官  
Commissioner,  
Patent Office

及 川 耕 造



出証番号 出証特2000-3057308

【書類名】 特許願

【整理番号】 9951607

【提出日】 平成11年12月17日

【あて先】 特許庁長官 近藤 隆彦 殿

【国際特許分類】 G06F 3/06 301  
G11B 20/12

【発明の名称】 記憶装置のエミレーション処理方法及び記憶装置

【請求項の数】 4

【発明者】

    【住所又は居所】 神奈川県横浜市港北区新横浜 2 丁目 4 番 1 9 号 株式会  
社富士通プログラム技研内

    【氏名】 白井 克実

【発明者】

    【住所又は居所】 神奈川県川崎市中原区上小田中 4 丁目 1 番 1 号 富士  
通株式会社内

    【氏名】 府川 清孝

【発明者】

    【住所又は居所】 兵庫県加東郡社町佐保 3 5 番（番地なし） 富士通周辺  
機株式会社内

    【氏名】 中野 隆浩

【特許出願人】

    【識別番号】 000005223

    【氏名又は名称】 富士通株式会社

【特許出願人】

    【識別番号】 592019877

    【氏名又は名称】 富士通周辺機株式会社

【代理人】

    【識別番号】 100094514

    【弁理士】

【氏名又は名称】 林 恒▲徳▼

【代理人】

【識別番号】 100094525

【弁理士】

【氏名又は名称】 土井 健二

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 030708

【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【包括委任状番号】 9704944

【包括委任状番号】 9909041

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 記憶装置のエミュレーション処理方法及び記憶装置

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 第 1 のセクタ長単位の記憶媒体を、ホストからの第 1 のセクタ長より短い第 2 のセクタ長単位のコマンドで、アクセスする記憶装置のエミュレーション処理方法において、

前記第 2 のセクタ長単位に指定されたアドレスのデータを、前記記憶媒体から前記第 1 のセクタ長単位で読み出すステップと、

前記読み出した第 1 のセクタ長単位のデータを、前記第 2 のセクタ長単位のデータで書き換えるステップと、

前記読み出した又は前記書き換えた第 1 のセクタ長単位のデータをセーブするステップと、

前記書き換えたデータを前記記憶媒体に書き込むステップと、

前記書き込みの失敗時に、前記セーブしたデータを交代データとして登録するステップとを有することを

特徴とする記憶装置のエミュレーション処理方法。

【請求項 2】 請求項 1 の記憶装置のエミュレーション処理方法において、前記セーブするステップは、

前記第 1 のセクタ長単位のデータを前記記憶媒体にセーブするステップからなることを

特徴とする記憶装置のエミュレーション処理方法。

【請求項 3】 請求項 1 の記憶装置のエミュレーション処理方法において、前記書き換え要求された前記第 2 のセクタ長単位の目的アドレスから、対応する前記第 1 のセクタ長単位のデータを全て書き換えるか否かを判定するステップと

前記全てを書き換えない場合には、前記セーブステップを実行するステップと

前記全てを書き換える場合には、前記書き込みの失敗時に、前記書き換え要求された第 2 のセクタ長単位のデータを前記記憶媒体に交代データとして登録するス

テップとを有することを

特徴とする記憶装置のエミュレーション処理方法。

【請求項 4】 第 1 のセクタ長単位の記憶媒体を、ホストからの第 1 のセクタ長より短い第 2 のセクタ長単位のコマンドで、アクセスする記憶装置において

バッファメモリと、

前記第 2 のセクタ長単位に指定されたアドレスのデータを、前記記憶媒体から前記第 1 のセクタ長単位で前記バッファメモリに読みだした後、前記読みだした第 1 のセクタ長単位のデータを、前記第 2 のセクタ長単位のデータで書き換え、且つ前記書き換えたデータを前記記憶媒体に書き込む制御回路とを有し、

前記制御回路は、

前記読みだした又は前記書き換えた第 1 のセクタ長単位のデータをセーブ領域にセーブし、且つ前記書き込みの失敗時に、前記セーブしたデータを交代データとして登録することを

特徴とする記憶装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、第 1 のセクタ長単位の記憶媒体を、第 1 のセクタ長単位より短い第 2 のセクタ長単位のコマンドで、アクセスを行う記憶装置のエミュレーション処理方法及び記憶装置に関し、特に、ライトエラーにより目的アドレス以外のアドレスのデータを保護する記憶装置のエミュレーション処理方法及び記憶装置に関する。

【0002】

ホストの能力向上に応じて、ディスク等の記憶媒体の容量は、年々倍増している。この記憶媒体の容量の増加のため、セクタ長を長くしている。しかし、ホストの OS では、セクタ長の変更に対応しないものもある。このため、ホスト OS のセクタ長のコマンドで、記憶媒体のセクタ長単位にサイズ変換するエミュレーション技術が必要となる。

## 【 0 0 0 3 】

## 【従来の技術】

光ディスク等のディスクでは、セクタ単位にリード／ライトを行う。このセクタは、セクタIDで区切られており、所定の長さのユーザー領域（データエリア）を設定されている。このセクタ長は、例えば、512 byte が主流であった。しかし、近年のディスクの大容量化の要求に伴い、セクタ長が、1024 byte、2048 byte のディスクが提供されている。このように、セクタ長を長くすることにより、ユーザー領域が増加し、ディスク容量を増加できる。

## 【 0 0 0 4 】

一方、このディスクを使用するOS（ファイルシステム）は、セクタサイズを定義して、アドレスを指定している。例えば、UNIX等では、認識するセクタサイズが、512 byte である。このようなUNIX等のファイルシステムでは、512 byte のディスクを使用していた。しかし、UNIX等のファイルシステムでも、前述の大容量ディスク（2048 byte）を使用したいとの要求がある。

## 【 0 0 0 5 】

この512バイトセクタの環境下において、2048バイトセクタのディスクを使用するため、セクタサイズの変換を行う、所謂エミュレーション技術が提案されている（例えば、特開平4-165527号、USP 5485439、特開平4-14127号、特開平9-146710号等）。図10及び図11は、従来のエミュレーション処理の説明図である。

## 【 0 0 0 6 】

図10は、光磁気ディスク装置91を用いたファイルシステムを示し、ディスク媒体92は、セクタ長2048バイト単位（第1のセクタ長）でデータを記憶する。一方、ホスト90のOSは、512バイト単位（第2のセクタ長）でファイルをアクセスする。このホストの認識するセクタと、ディスクの実セクタとの関係は、図11に示すようになる。即ち、ディスクのセクタアドレスaの実セクタに対し、ホストのセクタアドレスは、 $4a$ 、 $4a+1$ 、 $4a+2$ 、 $4a+3$ の4つとなる。

## 【0007】

このセクタサイズの変換は、次のようにして行われる。まず、ホスト90からのセクタアドレスを、ディスク92の実セクタアドレスに変換する。例えば、ホスト90からホストセクタアドレス $4a+1 \sim 4b+2$ を受けると、これをディスクの実セクタアドレス $a$ 、 $a+1$ に変換する。そして、この実セクタアドレスのセクタデータを、ディスク92からバッファ93に読みだす（これをステージングという）。

## 【0008】

リードコマンドに対しては、この読みだしたセクター $a$ 、 $a+1$ から、指定されたホストセクタアドレス $4a+1 \sim 4b+2$ のデータを抽出して、ホスト90に転送する。

## 【0009】

一方、ライトコマンドに対しては、このステージングされたセクターデータ $a$ 、 $a+1$ を、ホストセクタアドレス $4a+1 \sim 4b+2$ のライトデータで更新する。次に、この更新されたデータを、実セクタ $a$ 、 $a+1$ 単位で、ディスク92に書き込む。

## 【0010】

このように、エミュレーション動作は、目的アドレスに付随する前後のアドレスのデータを読み込み、更新する。このディスクへの書き込み中に、書き込みエラーが生じた場合には、通常のディスク制御と同様に、交代セクタ処理が行われる。一般に、交代処理は、ホストからのリトライを前提とせずに、ホストデータを保全することが目的である。このため、従来は、ホストからのライトデータをディスク92の交代領域に書き込むことが行われていた。例えば、図11に示すように、ホストセクタアドレス $4a+2$ のライトデータの書き込みエラーが生じた時には、このドライブのセクタアドレス $a$ の2048バイトのデータを交代領域に保全していた。

## 【0011】

## 【発明が解決しようとする課題】

しかしながら、従来技術では、次の問題があった。



【 0 0 1 2 】

従来の交代処理では、交代による書き込みが正常終了しない場合、交代の交代といったリトライ動作を行うが、それらも全て書き込みが正常終了しなかった場合、ライト処理は異常終了ということで、データを書き込まずに終了する。

【 0 0 1 3 】

このため、ディスクの当該セクタのデータ全てがドライブ上及び媒体上から喪失してしまうという問題があった。特に、エミュレーション処理では、書き込みの対象となっていないアドレスのデータも消失してしまうという問題があった。

【 0 0 1 4 】

従って、本発明の目的は、エミュレーション中に、ライトエラーが生じても、データを保護するための記憶装置のエミュレーション処理方法及び記憶装置を提供することにある。

【 0 0 1 5 】

本発明の他の目的は、リードデータも保全することができる記憶装置のエミュレーション処理方法及び記憶装置を提供することにある。

【 0 0 1 6 】

本発明の更に他の目的は、エミュレーション速度を低下することなく、データを保護する記憶装置のエミュレーション処理方法及び記憶装置を提供することにある。

【 0 0 1 7 】

【課題を解決するための手段】

本発明の記憶装置のエミュレーション処理方法は、第2のセクタ長単位に指定されたアドレスのデータを、前記記憶媒体から前記第1のセクタ長単位で読み出すステップと、前記読み出した第1のセクタ長単位のデータを、前記第2のセクタ長単位のデータで書き換えるステップと、前記読み出した又は前記書き換えた第1のセクタ長単位のデータをセーブするステップと、前記書き換えたデータを前記記憶媒体に書き込むステップと、前記書き込みの失敗時に、前記セーブしたデータを交代データとして登録するステップとを有する。

【 0 0 1 8 】

又、本発明の記憶装置は、バッファメモリと、第2のセクタ長単位に指定されたアドレスのデータを、前記記憶媒体から前記第1のセクタ長単位で前記バッファメモリに読みだした後、前記読みだした第1のセクタ長単位のデータを、前記第2のセクタ長単位のデータで書き換え、且つ前記書き換えたデータを前記記憶媒体に書き込む制御回路とを有する。そして、前記制御回路は、前記読みだした又は前記書き換えた第1のセクタ長単位のデータをセーブ領域にセーブし、且つ前記書き込みの失敗時に、前記セーブしたデータを交代データとして登録する。

## 【0019】

この本発明の態様では、第1に、実セクタ単位の書き換えたデータを記憶媒体に書き込む前に、読みだした又は前記書き換えた第1のセクタ長単位のデータをセーブするため、書き込み中に、ライトエラーが生じた場合に、セーブした第1のセクタ長単位のデータを交代データとして保全することができる。このため、第1のセクタ長単位のデータを交代データとするため、リードコマンドを受けても、この交代データにより、第1のセクタ長単位のアクセスが可能となる。

## 【0020】

第2に、書換えに使用した領域は、通常、メモリのワーク領域であるため、通常、ディスクへの書き込みとともに、次の処理のため、クリアされる。従って、書換えに使用した領域のデータを交代データに使用できない。これに対して、本発明は、読みだした又は前記書き換えた第1のセクタ長単位のデータをセーブしているため、信頼性の高い交代処理が実現できる。

## 【0021】

本発明の他の態様のエミュレーション処理方法は、前記セーブするステップは、前記第1のセクタ長単位のデータを前記記憶媒体にセーブするステップからなる。又、記憶装置の制御回路は、前記第1のセクタ長単位のデータを前記記憶媒体にセーブする。この態様では、データのセーブに、記憶媒体を用いている。このため、メモリ等に比し、データのセーブが確実であるとともに、そのまま交代領域として利用できる。

## 【0022】

本発明の別の態様のエミュレーション処理方法は、前記書換え要求された前記

第 2 のセクタ長単位の目的アドレスから、対応する前記第 1 のセクタ長単位のデータを全て書き換えるか否かを判定するステップと、前記全てを書き換えない場合には、前記セーブステップを実行するステップと、前記全てを書き換える場合には、前記書き込みの失敗時に、前記書換え要求された第 2 のセクタ長単位のデータを前記記憶媒体に交代データとして登録するステップとを有する。

## 【 0 0 2 3 】

又、本発明の記憶装置の制御回路は、前記書換え要求された前記第 2 のセクタ長単位の目的アドレスから、対応する前記第 1 のセクタ長単位のデータを全て書き換えるか否かを判定するステップと、前記全てを書き換えない場合には、前記セーブステップを実行するステップと、前記全てを書き換える場合には、前記書き込みの失敗時に、前記書換え要求された第 2 のセクタ長単位のデータを前記記憶媒体に交代データとして登録するステップとを有する。

## 【 0 0 2 4 】

この態様では、前述の第 1 のセクタ長のデータを全部書き換える場合には、前述のセーブ処理を行うことを止めるものである。即ち、このセーブ処理を行うと、エミュレーション処理の時間が長くなる。一方、前述の第 1 のセクタ長のデータを全部書き換える場合には、ライトデータが、第 1 のセクタ長のデータであるため、これを利用して、交代処理することにより、エミュレーション時間が長くなることを防止している。

## 【 0 0 2 5 】

## 【発明の実施の形態】

以下、本発明を、記憶装置、エミュレーション処理、他のエミュレーション処理の順で説明する。

## 【 0 0 2 6 】

・ ・ 記憶装置 ・ ・

図 1 は、本発明の一実施の形態のファイルシステムのブロック図、図 2 は図 1 の光ディスクドライブの構成図、図 3 は、図 1 のエミュレーション処理の説明図、図 4 は、セクタフォーマットの説明図である。図 1 及び図 2 は、記憶装置として、光磁気ディスク装置を示す。

## 【 0 0 2 7 】

図 1 に示すように、ホスト 1 は、OS として、UNIX 系の OS であり、認識セクタ長は、5.12 バイトである。光磁気ディスク装置 10 は、ホスト 1 に接続されている。インターフェース 2 は、ホスト 1 との間でコマンド及びデータのやり取りを行う。MPU（マイクロプロセッサ）3 は、光磁気ディスク装置の全体的制御を行う。バッファメモリ 4 は、ライトデータの格納、リードデータの格納を行う他に、キャッシュエリア 4-1 を有する。

## 【 0 0 2 8 】

ライト LSI 回路 6 は、ライト変調部とレーザーダイオード制御回路とを有する。ライト変調部は、光磁気ディスクの種類に応じて、ライトデータを、ピットポジションモジュレーション（PPM）記録（マーク記録ともいう）又はパルスウィドスモジュレーション（PWM）記録（エッジ記録ともいう）のデータ形式のデータに変調する。レーザーダイオード制御回路は、この変調されたデータにより、ドライブ 11 の光学ヘッドのレーザー光の強度を制御する。

## 【 0 0 2 9 】

リード LSI 回路 5 は、AGC（自動ゲイン制御）回路、フィルタ、セクターマーク検出回路を備えるリード復調部、周波数シンセサイザを備える。リード復調部は、入力された ID 信号又は MO 信号からリードクロック及びリードデータを生成した後、PPM データ又は PWM データを元の NRZ データに復調する。

## 【 0 0 3 0 】

ドライブ 11 の光学ヘッド 7 は、光磁気ディスク 8 の戻り光を検出し、ID 信号/MO 信号をリード回路 5 に入力する。図 2 に示すように、スピンドルモータ 40 は、光磁気ディスク 8 を回転する。ハウジング 67 内に、前述したスピンドルモータ 40 が設けられている。光磁気ディスクカートリッジ 70 は、インレット 69 から挿入される。カートリッジ 70 内の光磁気ディスク 8 は、スピンドルモータ 40 により回転される。

## 【 0 0 3 1 】

光学ヘッド 7 は、キャリッジ 76 と固定光学系 78 で構成される。キャリッジ 76 は、レール 84 に沿って、VCM（図示せず）により、光磁気ディスク 8 の

トラック横断方向に移動する。キャリッジ 7 6 は、対物レンズ 8 0、方向変換プリズム 8 2、フォーカスアクチュエータ、トラックアクチュエータ等を備える。

#### 【 0 0 3 2 】

固定光学系 7 8 は、前述したレーザーダイオードユニット、I D / M O 用ディテクタ、4 分割ディテクタ等を備える。

#### 【 0 0 3 3 】

図 1 に示すように、M P U 3 にエミュレーション機能が設けられる。このエミュレーション機能の基本的動作を、図 3、図 4 により説明する。

#### 【 0 0 3 4 】

図 4 に示すように、光磁気ディスク 8 のセクタは、セクタ I D と、セクタ長 2 0 4 8 バイトのユーザ領域（データ領域）で構成される。ユーザ領域外に、バッファ領域が設けられている。比較のため、5 1 2 バイトセクタのフォーマットを示す。2 0 4 8 バイトセクタの方が、容量的に有利である。

#### 【 0 0 3 5 】

一方、ホスト 1 の O S は、5 1 2 バイト単位（第 2 のセクタ長）でファイルをアクセスする。このホストの認識するセクタと、ディスクの実セクタとの関係は、図 3 に示すように、ディスクのセクタアドレス  $a$  の実セクタに対し、ホストのセクタアドレスは、 $4a$ 、 $4a+1$ 、 $4a+2$ 、 $4a+3$  の 4 つとなる。

#### 【 0 0 3 6 】

先ず、ホスト 1 からのセクタアドレスを、ディスク 8 の実セクタアドレスに変換する。図 3 では、ホスト 1 から 5 セクタのホストセクタアドレス  $4a+1 \sim 4b+2$  を受けると、これをディスクの 2 つの実セクタアドレス  $a$ 、 $a+1$  に変換する。そして、この実セクタアドレスのセクタデータを、ディスク 8 からバッファ 4 のキャッシュエリア 4 - 1 に読みだす（これをステージングという）。

#### 【 0 0 3 7 】

リードコマンドに対しては、この読みだしたセクター  $a$ 、 $a+1$  から、指定された 5 つのホストセクタアドレス  $4a+1 \sim 4b+2$  のデータを抽出して、ホスト 1 に転送する。

#### 【 0 0 3 8 】

一方、ライトコマンドに対しては、このステージングされたセクターデータ  $a$ 、 $a+1$  を、5つのホストセクタアドレス  $4a+1 \sim 4b+2$  のライトデータで書き換える。次に、この更新されたデータ又は読みだしたデータを、実セクタ  $a$ 、 $a+1$  単位で、交代領域（例えば、図4のディスク8のバッファ領域）に書き込む（これをセーブという）。

## 【0039】

その後、この更新されたデータを、実セクタ  $a$ 、 $a+1$  単位で、ディスク8に書き込む。このディスクへの書き込み中に、書き込みエラーが生じた場合には、前述の交代領域のデータを交代データとして使用する。

## 【0040】

このように、ディスク8への書き込み前に、更新されたデータ又は読みだしたデータを、実セクタ  $a$ 、 $a+1$  単位で、交代領域（例えば、図4のディスク8のバッファ領域）にセーブするため、書き込み中に、ライトエラーが生じた場合に、セーブした第1のセクタ長単位のデータを交代データとして保全することができる。このため、第1のセクタ長単位のデータを交代データとするため、リードコマンドを受けても、この交代データにより、第1のセクタ長単位のアクセスが可能となる。

## 【0041】

又、書換えに使用した領域（キャッシュ領域）は、ワーク領域であるため、通常、ディスクへの書き込みとともに、次の処理のため、クリアされる。従って、書換えに使用した領域のデータを交代データに使用できない。これに対して、本発明は、読みだした又は前記書き換えた第1のセクタ長単位のデータをセーブしているため、信頼性の高い交代処理が実現できる。

## 【0042】

この記憶装置として、記憶媒体がセクタ単位でデータを格納するものでなれば良く、光磁気ディスク以外にも、光ディスク、磁気ディスク等を利用することもできる。又、2048バイトのディスクと、512バイトのホストの組み合わせで、説明したが、他の組み合わせも可能である。更に、ディスク装置内部で、エミュレーション処理を実行しているが、SCSIボード等のディスク装置に接続

された他の装置において、実行することもできる。

【 0 0 4 3 】

・ ・ エミュレーション処理 ・ ・

図 5 は、本発明の一実施の形態の媒体挿入時の初期処理フロー図である。

【 0 0 4 4 】

ディスク 8 が挿入されると、ディスク 8 の管理領域を読み取り、媒体識別子をチェックする。媒体識別子が、エミュレーション媒体を示している、エミュレーション媒体であると認識し、エミュレーションフラグをオンする。逆に、媒体識別子が、エミュレーション媒体を示していないと、エミュレーション媒体でないと認識し、エミュレーションフラグをオフする。エミュレーションフラグがオンの場合にのみ、エミュレーション処理を行う。

【 0 0 4 5 】

図 6 は、本発明の一実施の形態のエミュレーション処理フロー図、図 7 は、図 6 のライトエミュレーション動作説明図である。

【 0 0 4 6 】

( S 1 ) ホスト 1 から書き込みコマンドを受信する。 S C S I コマンドの場合に、オペコード、論理ブロックアドレス ( L B A ) 、ブロック数である。書き込みコマンドは、オペコードに書き込みが指定される。この論理ブロックアドレス及びブロック数は、前述したように、 5 1 2 バイト単位で定義される。

【 0 0 4 7 】

( S 2 ) M P U 3 は、インタフェース 2 を介して書き込みコマンドを受信すると、サイズ変換処理を行う。この場合、ディスク 8 は、 2 0 4 8 バイトセクタのため、ホストセクタサイズの 4 倍である。従って、 L B A から得られた先頭セクタアドレス ( 図 3 の 4 a + 1 ) を、 4 で割り、小数点以下を切り捨てた商により先頭ホストセクタが属するディスクのセクタアドレス ( 図 3 の a ) に変換される。そして、小数点以下は端数 ( 前端数 ) である。同様に、 L B A とブロック数から、最終セクタアドレス ( 図 3 の 4 b + 1 ) が得られる。これを、 4 で割り、小数点以下 ( 余り ) を切り捨てた商により、最終ホストセクタが属するディスクのセクタアドレス ( 図 3 の a + 1 ) に変換される。この時の割り算の余り ( 端数 )

がある事は、ディスクのセクタの一部は、ホストセクタにより指定されていないことを示す。

【0048】

(S3) MPU3は、前述の端数があるかを判定する。

【0049】

(S4) MPU3は、端数がある場合には、前述の変換されたディスクのセクタアドレス(図3では、 $a$ 、 $a+1$ )のデータを、ディスク8からバッファメモリ4のキャッシュエリア4-1にステージングする。ホスト1から送られたライトデータは、バッファ4の受信エリア(ライトデータエリア)4-2(図7参照)に展開されている。そして、MPU3は、キャッシュエリア4-1のセクタデータ $a$ 、 $a+1$ を、ライトデータで更新する。図3では、アドレス $[4a+1]$ から5セクタ/512バイトのライト要求がされているため、アドレス $[4a+1] \sim [4b+1]$ のデータが書き換えられる。

【0050】

(S5) 次に、MPU3は、このキャッシュエリア4-1のセクタデータ $a$ 、 $a+1$ を、ディスク8の交代領域8-1に書き込む(セーブする)。この交代領域としては、前述の図4のセクタのバッファ領域を用いることができる。MPU3は、このセーブが成功した(ライトエラーがない)かを判定する。セーブが成功しない場合には、ホスト1にエラー報告して、異常終了する。

【0051】

(S6) 一方、セーブに成功すると、MPU3は、このキャッシュエリア4-1のセクタデータ $a$ 、 $a+1$ で、ディスク8のセクター $a$ 、 $a+1$ を更新する(書き換える)。この書換えにより、ライトエラーが発生したかを判定する。

【0052】

(S7) ライトエラーが発生したと判定すると、セーブした交代領域のデータで、ディスク8のセクター $a$ 、 $a+1$ を更新する(書き戻す)。この書き戻しが成功したか(ライトエラーがないか)を判定して、書き戻しが成功しないと、交代領域8-1を有効にする。即ち、交代領域のフラグを有効に設定し、ディスク8の管理領域の交代情報に、交代先アドレスを設定する。そして、正常終了する



## 【 0 0 5 3 】

(S 8) 一方、ステップ S 6 及びステップ S 7 で、ディスクへの書き込み又は書き戻しが成功すると、交代領域のデータは必要ない。このため、交代領域 8 - 1 を無効にする。即ち、交代領域のフラグを無効に設定し、正常終了する。

## 【 0 0 5 4 】

(S 9) 一方、ステップ S 3 で、MPU 3 は、端数がないと判定した場合には、前述の変換されたディスクのセクタアドレスのデータを、ディスク 8 からバッファメモリ 4 のキャッシュエリア 4 - 1 にステージングする。ホスト 1 から送られたライトデータは、バッファ 4 の受信エリア (ライトデータエリア) 4 - 2 (図 7 参照) に展開されている。そして、MPU 3 は、キャッシュエリア 4 - 1 のセクタデータを、ライトデータで更新する。この場合、端数がないため、図 3 では、4 つのホストセクタアドレスのセクタデータに、セクタデータ a が書き換えられる。

## 【 0 0 5 5 】

(S 1 0) 次に、MPU 3 は、このキャッシュエリア 4 - 1 のセクタデータで、ディスク 8 のセクターを更新する (書き換える)。この書換えにより、ライトエラーが発生したかを判定する。ライトエラーが発生したと判定すると、通常の交代処理を行う。即ち、MPU 3 は、バッファ 4 のライトエリア 4 - 2 のデータを、ディスク 8 の交代領域 8 - 1 に書き込む。そして、交代領域のフラグを有効に設定し、ディスク 8 の管理領域の交代情報に、交代先アドレスを設定する。そして、正常終了する。又、ライトエラーが発生しないと、交代処理せずに、正常終了する。

## 【 0 0 5 6 】

このように、キャッシュエリアのディスクセクタ単位のデータを、交代領域に一端セーブするため、キャッシュエリアのディスクセクタ単位のデータでディスクを更新する時に、ライトエラーが発生しても、ディスクセクタ単位の交代データを得ることができる。

## 【 0 0 5 7 】

このキャッシュエリアのデータは、前述のディスクの更新動作に伴い、次の処理のため、クリア又は上書きされる。このため、ライトエラー中に、ライトエラーが発生しても、キャッシュエリアのデータは、変化している可能性がある。この実施態様では、キャッシュエリアと別にセーブしているため、ディスクセクタ単位の交代データを得ることができる。

## 【 0 0 5 8 】

又、ライトエラーが発生した時に、セーブしたデータをディスクへ書き戻している。即ち、ディスクの更新中に、ライトエラーがあっても、直ぐに交代処理せずに、一端書き戻す。これは、ディスクの更新時に、ライトパワーの一時的低減等により、ライトエラーが生じた場合に、リトライするためである。これにより、無用な交代領域の使用を防止できる。この場合にも、キャッシュエリアのデータは、ディスクの更新動作に伴い、次の処理のため、クリア又は上書きされるため、交代領域のデータは有効である。

## 【 0 0 5 9 】

更に、端数がない時は、セーブ処理を行わないで、通常の交代処理を行う。セーブ処理には、時間がかかるため、必要な場合のみ、セーブ処理するようにしている。このため、エミュレーション時間が長くなることを防止できる。

## 【 0 0 6 0 】

その上、セーブ領域を交代領域としている。このため、交代が必要な時に、交代領域の書き込み動作が不要となる。これにより、全体の性能を向上できる。

## 【 0 0 6 1 】

この変形として、交代領域は、バッファ 4 上の領域として、交代の必要な時に、ディスクの交代領域に書き込む方法も適用できる。更に、SCSI ボード等の適用では、セーブ領域は、ディスクの領域でなくても良い。

## 【 0 0 6 2 】

図 8 は、本発明の他の実施の態様の交代領域の説明図である。図 8 に示すように、光磁気ディスク 8 では、内周から外周にかけ、複数のゾーンに分割している。そして、前述したように、各ゾーンでの書き込み周波数を変え、各ゾーンで記録密度を最適に制御している。このゾーンの境界に、バッファトラックがある。

このトラックは、（セクタ当たりのブロック数×4 論理トラック）分の空き領域である。この内、バッファトラック 1 は、ゾーンの切り替わり部分に有り、位置づけできない部分もあるが、バッファトラック 2、3 は、この制限がなく、リード／ライト可能である。

## 【0063】

この空き領域は、光磁気ディスク装置の物理的な特性の都合上隙間となっているが、この領域を、前述の交代領域に割当ててゐる。

## 【0064】

この他に、前述の如く、ディスクのセクタ単位で交代領域を割当てゐるため、交代領域が足りなくなるおそれがある。この場合には、ディスクのマニファクチャーズゾーンや、テストトラック、マップエリア等を割当てることができる。

## 【0065】

又、前述の実施の態様では、端数がない時にセーブ処理を行わないようにしたが、データの安全性を重視する場合には、端数がない時もセーブ処理することを適用できる。

## 【0066】

・ ・ 他のエミュレーション処理 ・ ・

図 9 は 本発明の他の実施の形態のエミュレーション処理フロー図である。

## 【0067】

（S 1 1）ホスト 1 から書き込みコマンドを受信する。

## 【0068】

（S 1 2）MPU 3 は、インタフェース 2 を介して書き込みコマンドを受信すると、保管領域（ディスク又はバッファ）に空きがあるかを判定する。保管領域に空きがない場合は、セクターデータのセーブができないため、ホスト 1 にこれを通知して、ステップ S 1 6 に進む。

## 【0069】

（S 1 3）保管領域に空きがある場合には、サイズ変換処理を行う。コマンドの L B A から得られた先頭セクタアドレスを、4 で割り、先頭ホストセクタが属するディスクのセクタアドレスに変換し、L B A とブロック数から、最終セクタ

アドレスが属するディスクのセクタアドレスに変換する。前述の変換されたディスクのセクタアドレスのデータを、ディスク 8 からバッファメモリ 4 のキャッシュエリア 4-1 にステージングする。そして、このステージングされたセクターデータを、予め保管領域に書き込む。保管領域への書き込みにエラー（ライトエラー）がないかを判定する。ライトエラーがないと、ステップ S 17 に進む。

## 【0070】

（S 14）ライトエラーがあると、書き込みを所定回数繰り返したかを判定する。繰り返していないと、ステップ S 13 の書き込みに戻る。

## 【0071】

（S 15）所定回数繰り返しても、保管領域への書き込みが成功しないと、ホストへ通知する。

## 【0072】

（S 16）ホスト 1 は、セーブに成功しないことを通知され、ホスト 1 は、エミュレーションの許可、不許可を通知する。この場合に、エミュレーションを許可しないホスト 1 である時は、異常終了する。

## 【0073】

（S 17）一方、ホスト 1 は、エミュレーションを許可した場合には、エミュレーションを実行する。即ち、ホスト 1 から送られたライトデータは、バッファ 4 の受信エリア（ライトデータエリア）4-2 に展開されている。そして、MPU 3 は、キャッシュエリア 4-1 のセクタデータ  $a$ 、 $a+1$  を、ライトデータで更新する。図 3 では、アドレス  $[4a+1]$  から 5 セクタ / 512 バイトのライト要求がされているため、アドレス  $[4a+1] \sim [4b+1]$  のデータが書き換えられる。

## 【0074】

（S 18）次に、MPU 3 は、このキャッシュエリア 4-1 のセクタデータ  $a$ 、 $a+1$  で、ディスク 8 のセクター  $a$ 、 $a+1$  を更新する（書き換える）。この書き換えにより、ライトエラーが発生したかを判定する。ライトエラーが発生しない場合には、正常終了する。

## 【0075】

(S 1 9) ライトエラーが発生したと判定すると、保管領域への処理は、成功しているかを判定する。保管領域へのセーブが成功している場合には、ホスト 1 にこれを通知した後、保管領域 8 - 1 を交代領域に登録する。即ち、保管領域のフラグを有効に設定し、ディスク 8 の管理領域の交代情報に、交代先アドレスを設定する。そして、正常終了する。

【 0 0 7 6 】

保管領域へのセーブが成功していない場合には、ホスト 1 にこれを通知した後、異常終了する。

【 0 0 7 7 】

この実施の形態では、ライト時に、エミュレーションのため、リードしたセクタを予め保管し、交代データに使用している。このようにしても、書き込み前の状態は保存できるため、ライトエラーがあっても、リードエラーを防止できる。

【 0 0 7 8 】

又、エミュレーションの前に、行うため、エミュレーションの効率が良い。更に、保管できない場合に、ホストは通知されるため、エミュレーションの実行を制御できる。尚、保管されない場合に、ライトエラーが生じた場合には、ホストは、リトライ等の処置をとることができる。

【 0 0 7 9 】

上述の実施の態様の他に、本発明は、次のような変形が可能である。

【 0 0 8 0 】

前述の実施の態様では、記憶装置として、光磁気ディスク装置を例に説明したが、磁気ディスク装置、光ディスク装置、磁気カード装置、光カード装置等の他の記憶装置に適用できる。

【 0 0 8 1 】

以上、本発明を実施の形態により説明したが、本発明の主旨の範囲内で種々の変形が可能であり、これらを本発明の範囲から排除するものではない。

【 0 0 8 2 】

【発明の効果】

以上説明したように、本発明によれば、次の効果を奏する。

【0083】

(1) 実セクタ単位の書き換えたデータを記憶媒体に書き込む前に、読みだした又は前記書き換えた第1のセクタ長単位のデータをセーブするため、書き込み中に、ライトエラーが生じた場合に、セーブした第1のセクタ長単位のデータを交代データとして保全することができる。このため、第1のセクタ長単位のデータを交代データとするため、リードコマンドを受けても、この交代データにより、第1のセクタ長単位のアクセスが可能となる。

【0084】

(2) 又、読みだした又は前記書き換えた第1のセクタ長単位のデータをセーブしているため、信頼性の高い交代処理が実現できる。

【図面の簡単な説明】

【図1】

本発明の一実施の態様のファイルシステムのブロック図である。

【図2】

図1の光ディスクドライブの構成図である。

【図3】

図1のエミュレーション処理の説明図である。

【図4】

図2のディスクのセクタの説明図である。

【図5】

本発明の一実施の態様の媒体挿入時の初期処理フロー図である。

【図6】

本発明の一実施の態様のエミュレーション処理フロー図である。

【図7】

図6のライトエミュレーション動作の説明図である。

【図8】

本発明の他の交代領域の説明図である。

【図9】

本発明の他の実施の形態のエミュレーション処理フロー図である。

【図 1 0】

従来のエミュレーション処理の説明図である。

【図 1 1】

従来のエミュレーション動作の説明図である。

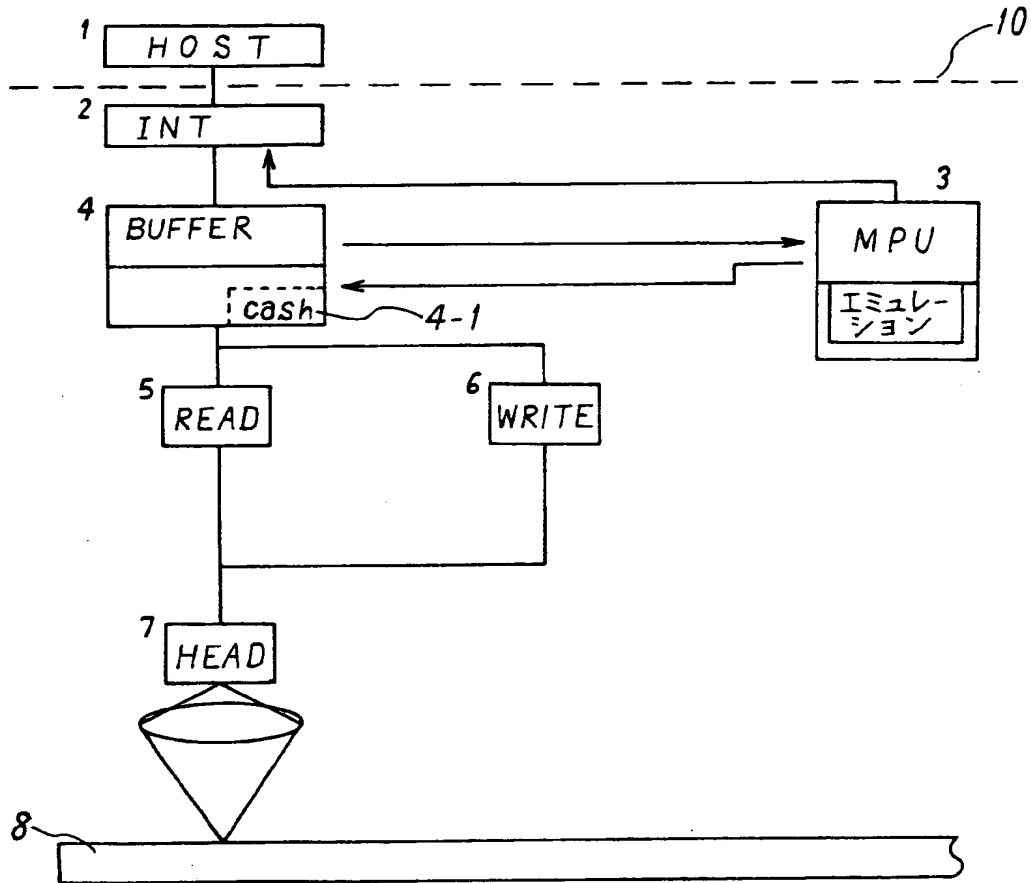
【符号の説明】

- 1    ホスト
- 2    インタフェース
- 3    M P U
- 4    バッファメモリ
- 4 - 1    キャッシュエリア
- 4 - 2    受信エリア
- 7    光学ヘッド
- 8    ディスク
- 8 - 1    交代領域

【書類名】 図面

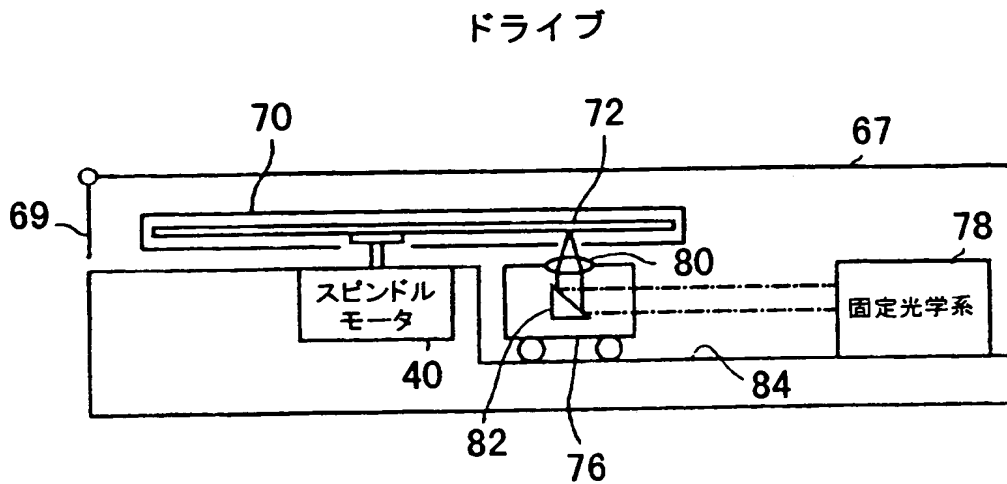
【図 1】

ブ ロ ッ ク

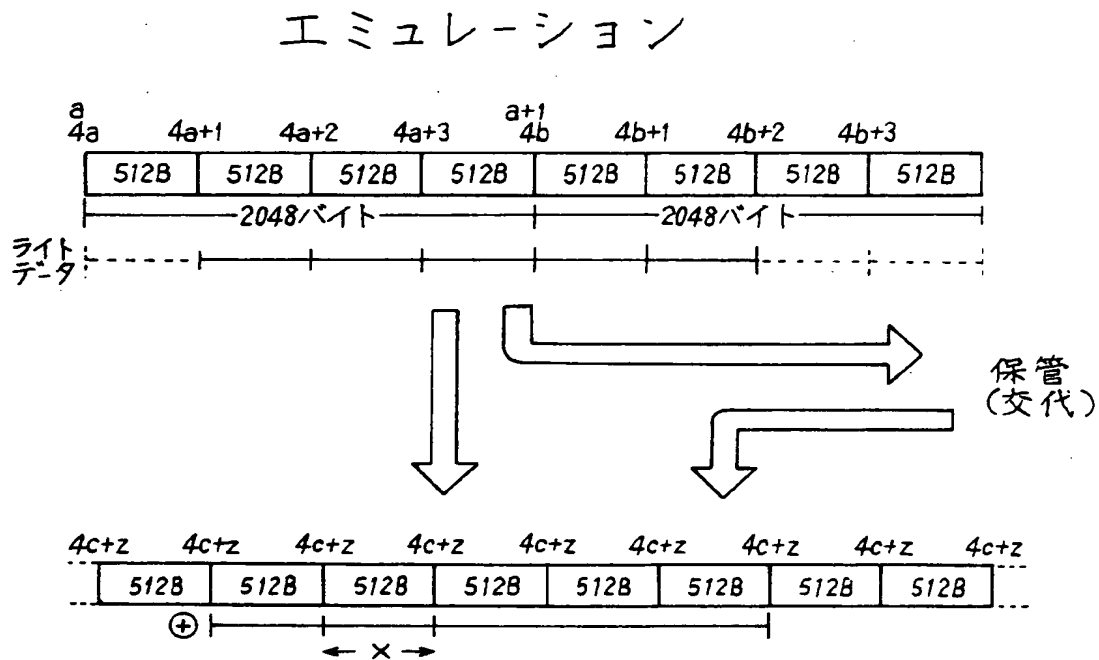




【図 2】

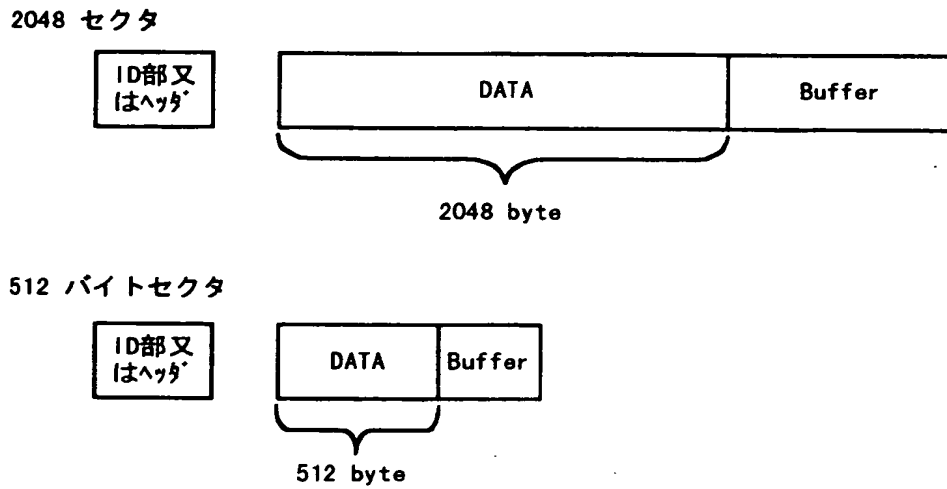


【図 3】



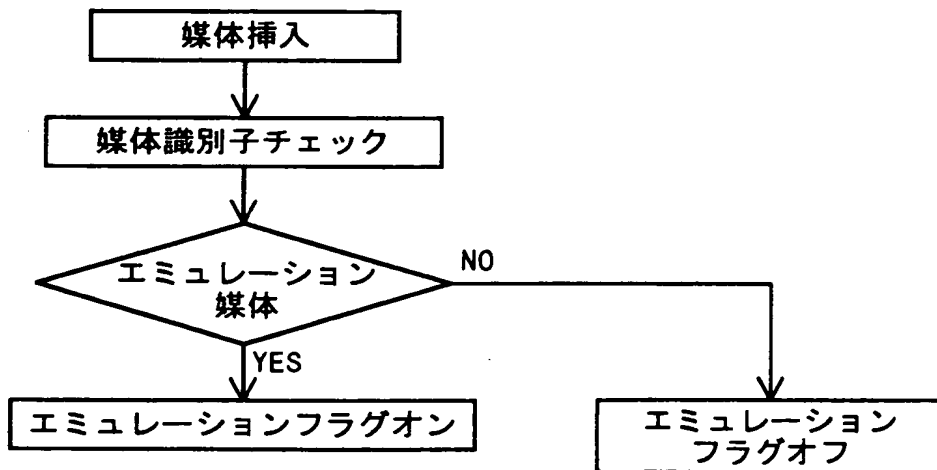
【図 4】

セクタの説明図



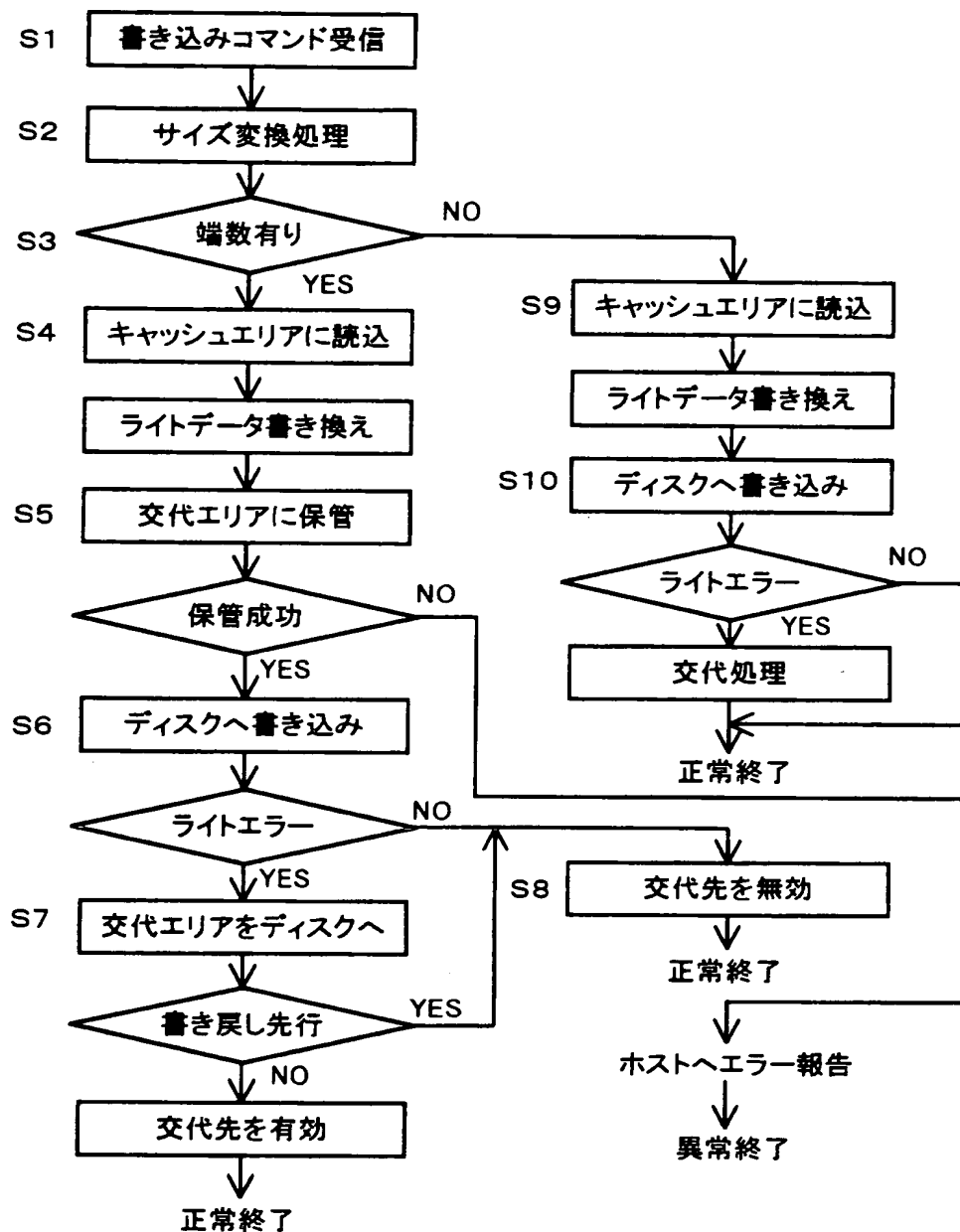
【図 5】

媒体挿入時の初期処理



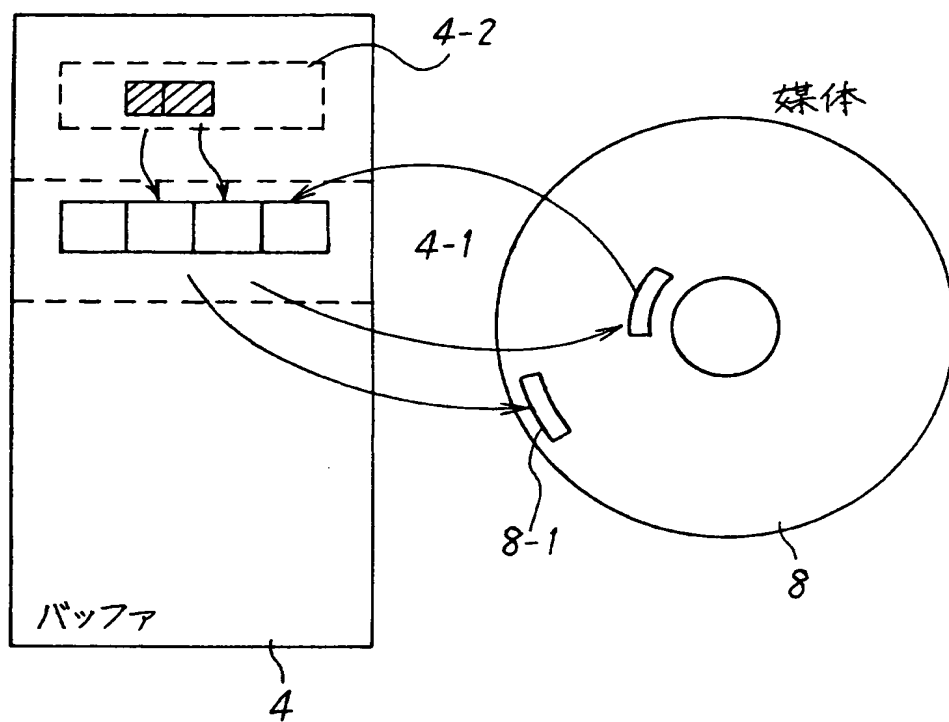
【図 6】

エミュレーション処理フロー



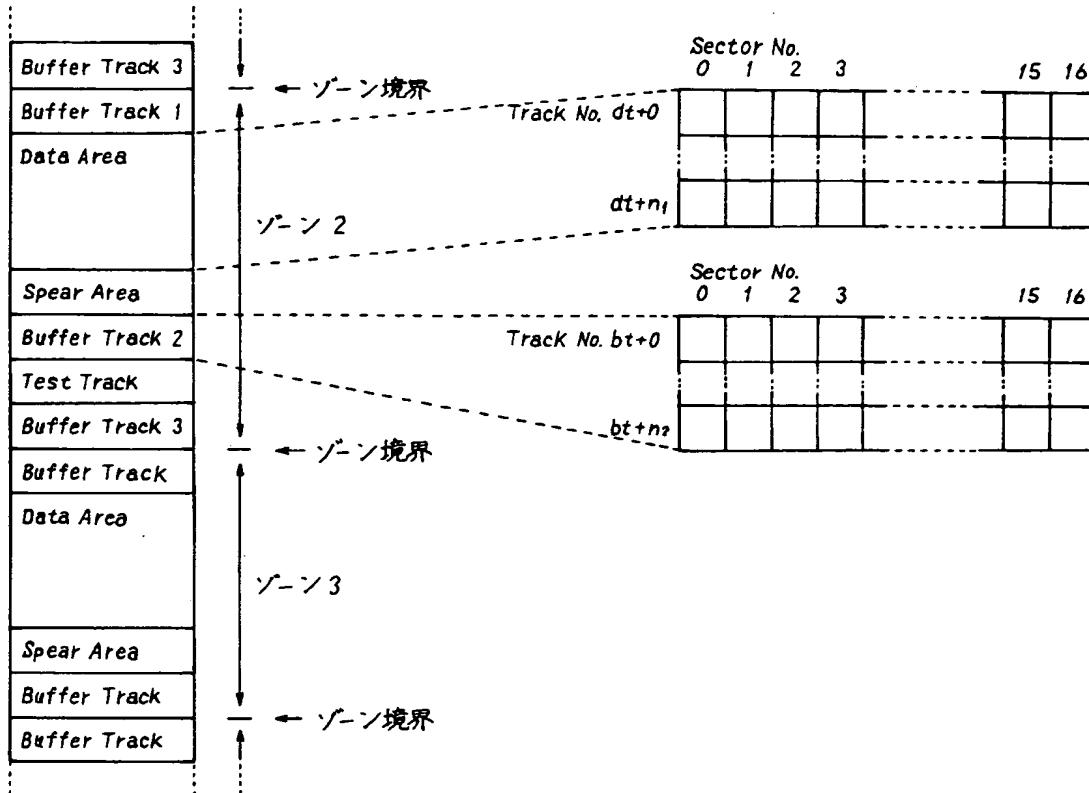
【図 7】

ライトエミュレーション動作



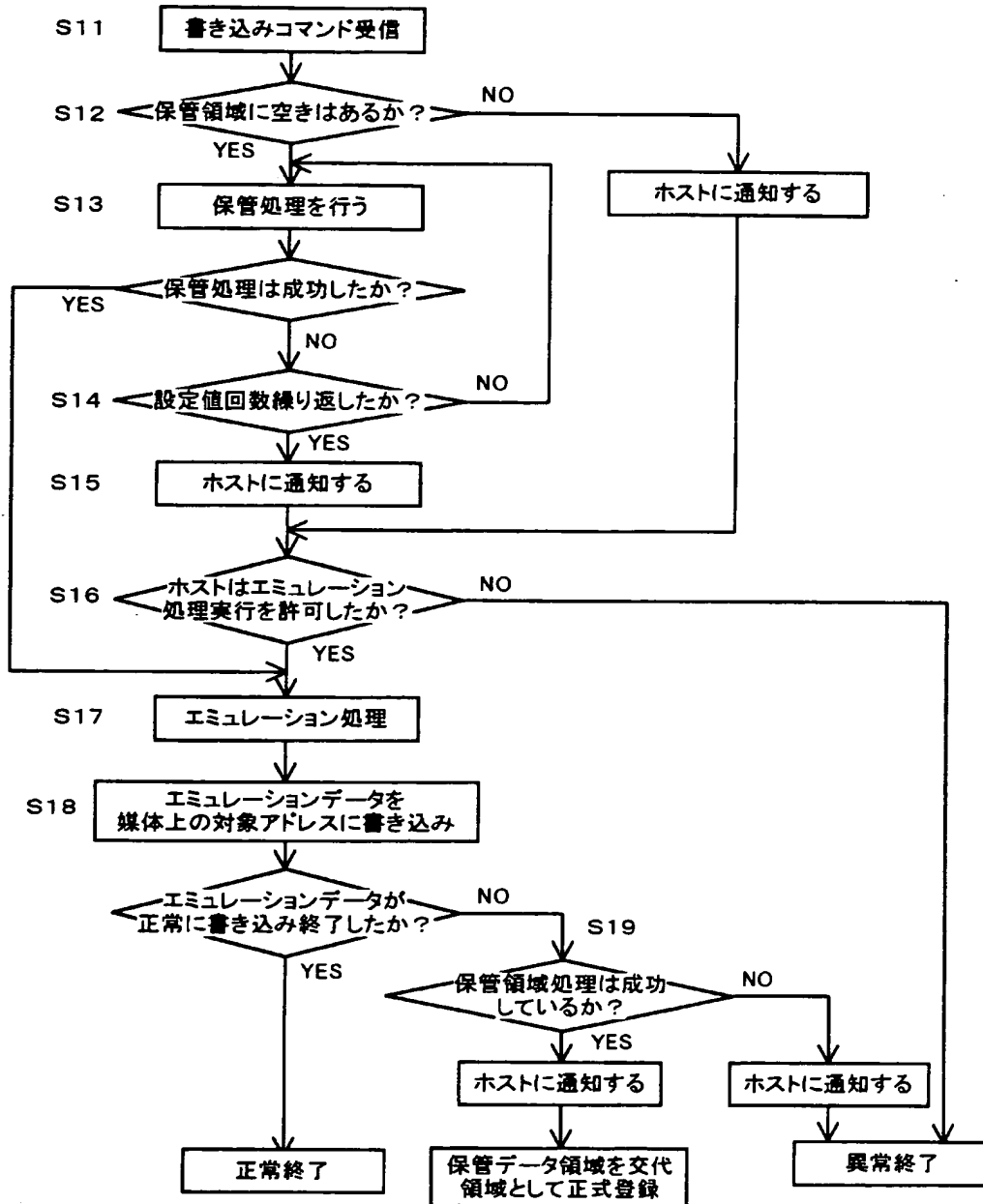
【図 8】

交代領域の説明



【図 9】

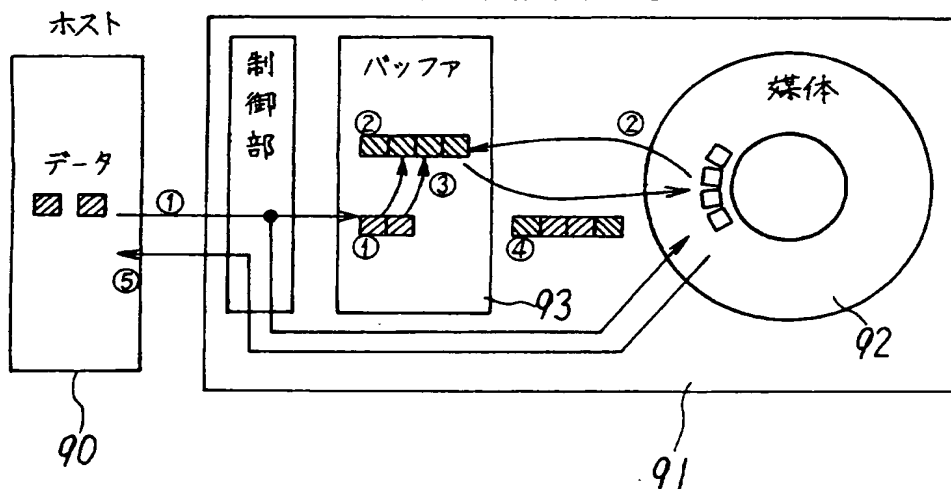
他の実施の形態



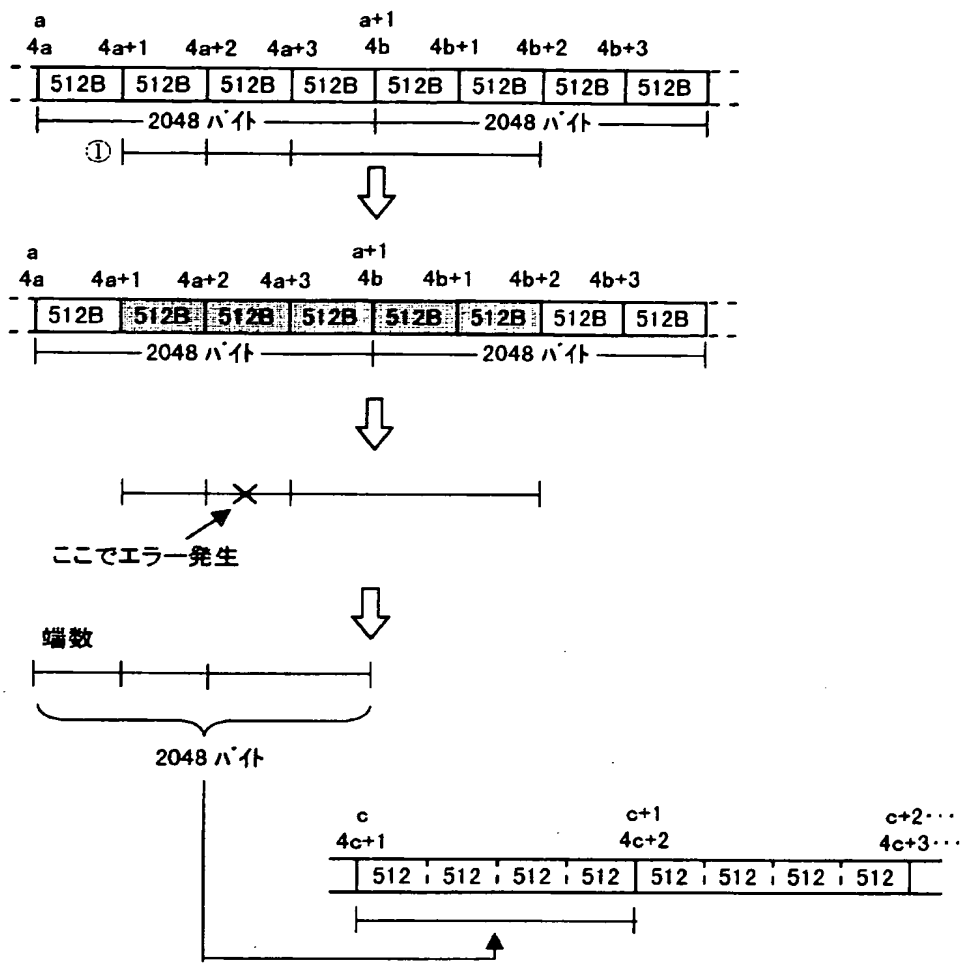
【図 1 0】

# 従来のエミュレーション処理

## 光磁気ディスク装置



【図 1 1】





【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 セクタサイズの異なるホストから記憶媒体をアクセスする記憶装置のエミュレーション処理方法及び記憶装置に関し、ディスク更新時のライトエラーがあっても、記憶媒体のセクタ単位で、交代処理する。

【解決手段】 第1のセクタサイズの記憶媒体(8)に対し、ホスト(1)の第2のセクタサイズが、第1のセクタサイズより小さいシステムにおいて、ホストの要求に応じて、バッファ(4)にステージングしたセクタデータを、ライトデータで書換えた後、ステージングしたセクターデータ又は書換えたセクターデータを交代領域(8-1)にセーブしておき、書換えたセクターデータで記憶媒体(8)を更新する。更新前のセクターデータを予めセーブしておくので、記憶媒体のセクタ単位で、交代処理することができる。

【選択図】 図7

## 認定・付加情報

|         |                        |
|---------|------------------------|
| 特許出願の番号 | 平成 11 年 特許願 第 360006 号 |
| 受付番号    | 59901236001            |
| 書類名     | 特許願                    |
| 担当官     | 高田 良彦 2319             |
| 作成日     | 平成 12 年 1 月 7 日        |

### <認定情報・付加情報>

#### 【特許出願人】

|          |                             |
|----------|-----------------------------|
| 【識別番号】   | 000005223                   |
| 【住所又は居所】 | 神奈川県川崎市中原区上小田中 4 丁目 1 番 1 号 |
| 【氏名又は名称】 | 富士通株式会社                     |

#### 【特許出願人】

|          |                  |
|----------|------------------|
| 【識別番号】   | 592019877        |
| 【住所又は居所】 | 兵庫県加東郡社町佐保 3 5 番 |
| 【氏名又は名称】 | 富士通周辺機株式会社       |

#### 【代理人】

|          |   |
|----------|---|
| 【識別番号】   | 100094514                                       |
| 【住所又は居所】 | 神奈川県横浜市港北区新横浜 3-9-5 第三東<br>昇ビル 3 階 林・土井 国際特許事務所 |
| 【氏名又は名称】 | 林 恒徳  |

#### 【代理人】

|          |   |
|----------|---|
| 【識別番号】   | 100094525                                       |
| 【住所又は居所】 | 神奈川県横浜市港北区新横浜 3-9-5 第三東<br>昇ビル 3 階 林・土井 国際特許事務所 |
| 【氏名又は名称】 | 土井 健二   |

【書類名】 手続補正書  
【整理番号】 9951607  
【提出日】 平成11年12月27日  
【あて先】 特許庁長官 近藤 隆彦 殿  
【事件の表示】

【出願番号】 平成11年特許願第360006号

【補正をする者】

【識別番号】 000005223

【氏名又は名称】 富士通株式会社

【代理人】

【識別番号】 100094525

【弁理士】

【氏名又は名称】 土井 健二

【手続補正 1】

【補正対象書類名】 特許願

【補正対象項目名】 代理人

【補正方法】 追加

【補正の内容】

【その他】 平成 1 1 年 1 2 月 1 7 日提出の特許願については、私土井 健二は、林 恒▲徳▼と共同で手続したことに相違ありません。

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000005223]

|          |                       |
|----------|-----------------------|
| 1. 変更年月日 | 1996年 3月26日           |
| [変更理由]   | 住所変更                  |
| 住 所      | 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 |
| 氏 名      | 富士通株式会社               |

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [ 5 9 2 0 1 9 8 7 7 ]

1. 変更年月日 1 9 9 9 年 9 月 2 2 日

[変更理由] 住所変更

住 所 兵庫県加東郡社町佐保 3 5 番

氏 名 富士通周辺機株式会社